

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開 2002-297455

(P 2002-297455A)

(43) 公開日 平成14年10月11日 (2002. 10. 11)

(51) Int. Cl. ⁷	識別記号	F I	テーマコード* (参考)
G 0 6 F	12/16	3 1 0	J 5B005
		3 2 0	L 5B018
	3/06	3 0 4	F 5B065
	12/00	5 3 1	D 5B082
	12/08	5 4 1	Z
審査請求 未請求 請求項の数 8		O L	(全 2 4 頁) 最終頁に続く

(21) 出願番号 特願2001-97344 (P2001-97344)

(22) 出願日 平成13年3月29日 (2001. 3. 29)

(71) 出願人 000005223

富士通株式会社

神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号

(72) 発明者 渡辺 太

神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内

(72) 発明者 恩田 泰宏

愛知県名古屋市中区葵一丁目16番38号 株式会社富士通プライムソフトテクノロジー内

(74) 代理人 100108187

弁理士 横山 淳一

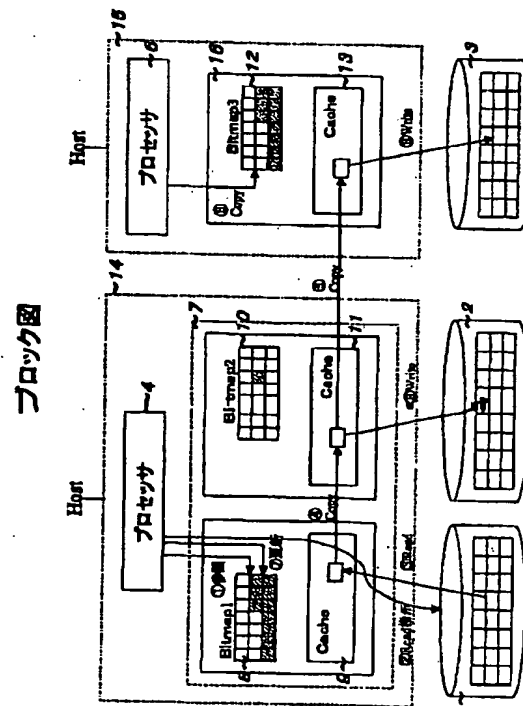
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 記憶装置のデータ領域間複写処理方法、及び記憶システム

(57) 【要約】

【課題】 リモートシステムにおいて、実データを複写しても、複写指示に応じて、直ちに複写完了の状態でアクセスすることができ、かつ複写処理中に、複写元に対するアクセス性能の低下を防止する記憶装置のデータ領域間の複写処理方法、記憶システムを提供すること。

【解決手段】 複写指示に応じて、前記複写元のデータ領域のデータを、所定のブロック単位毎に中間媒体データ領域へ複写処理するとともに、中間媒体データ領域へ複写されたデータを前記複写先データ領域へ複写処理するステップ、及び、前記複写処理中の前記複写元及び前記複写先データ領域のブロックに対する外部からのアクセスに対し、前記複写処理を中断して、前記アクセスを処理するステップとを有することとする。



1

【特許請求の範囲】

【請求項1】複写指示に応じて、複写元のデータ領域のデータを複写先のデータ領域に複写する記憶装置のデータ領域間の複写処理方法において、

複写指示に応じて、前記複写元のデータ領域のデータを、所定のブロック単位毎に中間媒体のデータ領域へ複写処理するとともに、該中間媒体データ領域へ複写されたデータを前記複写先データ領域へ複写処理するステップと、

前記複写処理中の前記複写元及び前記複写先データ領域のブロックに対する、前記複写元データ領域に接続された装置からのアクセスに対し、前記複写処理を中断して前記アクセスを処理するステップとを有し、

前記アクセスを処理するステップは、

前記アクセス対象ブロックが、複写処理が完了しているブロックに対するものか否かをデータ領域毎に判断するステップを有し、当該判断に基づいて、更に、

前記アクセスが、前記複写元データ領域の複写未完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写元データ領域の前記アクセス対象ブロックに格納されているデータを、前記中間媒体データ領域へ複写した後、前記複写元データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新するステップと、

前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域へのデータ複写未完了ブロックへの参照アクセスである場合には、前記複写元データ領域のデータを参照するステップと、

前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域のデータ複写完了ブロックへの参照アクセスである場合には、前記複写元データ領域のデータ又は前記中間媒体データ領域のデータを参照するステップと、

前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域のデータ複写未完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写先データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新するとともに当該ブロックへの複写を禁止するか、又は前記中間媒体データ領域のデータを更新して当該データの格納されているブロックへの前記複写元データ領域からの複写を禁止するステップと、

前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域への複写完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写先データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新して当該ブロックへの複写を禁止するステップと、を有することを特徴とする記憶装置のデータ領域間複写処理方法。

【請求項2】前記複写元データ領域は、第1の論理ディスクで構成され、

(2)

特開2002-297455

2

前記中間媒体データ領域は、前記第一の論理ディスクと同一装置内の第二の論理ディスクで構成され、

前記複写先のデータ領域は、前記第一の論理ディスク及び前記第二の論理ディスクを有する装置とは異なる装置に備えられた第3の論理ディスクで構成されたこと、を特徴とする請求項1記載の記憶装置のデータ領域間複写処理方法。

【請求項3】一のデータ領域と二のデータ領域とを有する記憶装置と、

アクセス指示に応じて、指定されたデータ領域のブロックをアクセスし、且つ複写指示に応じて、複写元のデータ領域のデータを、所定のブロック単位毎に中間媒体のデータ領域へ複写処理するとともに、該中間媒体データ領域へ複写されたデータを他の記憶システムに備えられた複写先データ領域へ複写処理する記憶制御回路とを有し、

前記記憶制御回路は、

前記アクセスが、前記複写元データ領域の複写未完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写元データ領域の前記アクセス対象ブロックに格納されているデータを、前記中間媒体データ領域へ複写した後、前記複写元データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新する複写元データ更新部と、

前記複写先データ領域の複写未完了ブロックへの参照アクセスを行う複写先データ参照部と、

前記複写先データ領域の複写未完了ブロックへの更新アクセスを行う複写先データ更新部と、を有し、

前記複写先データ参照部は、更に、

前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域へのデータ複写未完了ブロックへの参照アクセスである場合には、前記複写元データ領域のデータを参照する元参照部と、

前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域のデータ複写完了ブロックへの参照アクセスである場合には、前記複写元データ領域のデータ又は前記中間媒体データ領域のデータを参照する中間参照部と、を備え、

前記複写先データ更新部は、更に、

前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域のデータ複写未完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写先データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新するとともに当該ブロックへの複写を禁止するか、又は前記中間媒体データ領域のデータを更新して当該データの格納されているブロックへの前記複写元データ領域からの複写を禁止する中間更新部と、

前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブ

50

3

ロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域への複写完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写先データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新して当該ブロックへの複写を禁止する先更新部と、を備えること、を特徴とする記憶システム。

【請求項4】前記記憶システムは、前記一のデータ領域を構成する一の論理ディスクと、前記他のデータ領域を構成する他の論理ディスクとを有すること、を特徴とする請求項3記載の記憶システム。

【請求項5】前記記憶装置は、前記データの記録再生を行うディスク記憶装置で構成されたこと、を特徴とする請求項3又は4記載の記憶システム。

【請求項6】前記記憶装置は、前記データの読取書き込みを行う半導体メモリで構成されたこと、を特徴とする請求項3又は4記載の記憶システム。

【請求項7】初期化指示に応じて行われる指示対象データ領域の初期化処理方法において、初期化指示に応じて、初期化対象領域を所定のブロック単位毎に初期化処理するステップと、

前記初期化処理中の前記初期化対象領域のブロックに対する外部からのアクセスに対し、前記初期化処理を中断して、前記アクセスを処理するステップとを有し、

前記アクセスを処理するステップは、前記初期化対象領域の初期化未完了ブロックへの更新アクセスに対し、前記初期化対象領域の前記アクセス対象ブロックを更新して当該ブロックへの複写を禁止するステップと、

前記初期化対象領域の初期化未完了ブロックへの参照アクセスに対しては、予め定められた初期化データを応答するか、又は対象ブロックの初期化処理を行った後に当該ブロックを参照するステップと、を有することを特徴とする記憶装置のデータ領域間複写処理方法。

【請求項8】一のデータ領域を有する記憶装置と、アクセス指示に応じて、指定されたデータ領域のブロックをアクセスし、且つ初期化指示に応じて初期化対象領域を所定のブロック単位毎に初期化処理する記憶制御回路と、を有し、

前記記憶制御回路は、

前記初期化対象領域の初期化未完了ブロックへの更新アクセスに対し、前記初期化対象領域の前記アクセス対象ブロックを更新して当該領域への複写を禁止するデータ更新部、

前記初期化対象領域の初期化未完了ブロックへの参照アクセスに対しては、予め定められた初期化データを応答するか、又は対象ブロックの初期化処理を行った後に当該領域を参照するデータ参照部と、を有することを特徴とする記憶システム。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、論理ディスク等の

(3)

特開2002-297455

4

データ領域間の複写を行うためのデータ領域間の複写処理方法、記憶システムに関し、特に、遠隔地に通信可能に配置された正センタと副センタとで構成されるリモートシステムにおいて、正センタに備えられたデータ領域を副センタに備えられたデータ領域へ複写する指示に応じて、直ちにデータ領域へのアクセスを可能とするデータ領域間の複写処理方法、記憶システムに関する。

【0002】論理ディスク等のデータ領域単位で複写を行うことが実行されている。例えば、論理ディスクは、物理的なディスクによる物理的な制約とは、無関係に構成された見かけ上のディスク装置である。従って、論理ディスクは、物理的に、複数の物理的ディスク装置から構成されることもあるし、1つの物理ディスクに複数の論理ディスクを構築することもある。どのような形態をとるかは、容量と性能をパラメータとして、決定される。

【0003】この代表的なシステムは、RAID（例えば、RAID0、1、0+1、3、5）のランク又はRAIDグループと呼ばれている。

【0004】リモートシステムにおける論理ディスク間の複写は、主にデータの保存のためのバックアップとして利用されるが、他にも様々な用途に利用される。例えば、業務を継続しつつ、テストを実行する場合である。この場合に、業務で使用している論理ディスクを複写し、複写先論理ディスクをテストシステムで使用する。これにより、複写先論理ディスクを使用するテストシステムでデータ障害が発生しても、複写元論理ディスクを使用している業務には影響を与えない。

【0005】又、オンライン業務で使用している論理ディスクを複写し、複写先論理ディスクをバッチ処理で利用する。これにより、複写元論理ディスクを使用するオンライン業務の性能が、バッチ処理に影響を受けない。

【0006】このように、論理ディスク間の複写が必要とされるケースが増大している。この論理ディスクの複写の間は、業務を停止しなければならない。例えば、9 Gbyteの複写には、2時間程度かかる。しかし、近年の24時間連続運転環境では、複写時間をゼロに近づけることにより、業務停止時間をゼロに近づけることが望まれている。

【0007】

【従来の技術】図17乃至図20は、従来技術の説明図であり、図17及び図18は従来の二重化切り離しシステムの説明図、図19は従来のログストラクチャシステムの説明図、図20は従来のコンカレントコピーシステムの説明図である。

【0008】従来のRAID装置に備えられる論理ディスクのデータ複写方法としては、以下の方法が知られている。

【0009】(1)二重化切り離しシステム (Separate Dual Volume)

50

5

図17に示すように、ホスト90と、RAID装置91からなるシステムにおいて、図18に示すように、先ず、ホスト90からコピーが指示されると、複写先ボリューム（論理ディスク）94の準備（定義）を行う。次に、二重化開始指示に応じて、プライマリー（複写元論理ディスク）93からセカンダリー（複写先論理ディスク）94の複写を開始する（二重化状態を作成する）。複写が完了する（二重化状態が完了する）と、ペア作成完了となる。この二重化状態が完了すると、ホスト90からの更新処理要求は、プライマリー（複写元論理ディスク）93と、セカンダリー（複写先論理ディスク）94に反映される。ホスト90が、二重化ペアの切り離しの指示を発行することにより、この時点での状態の論理ボリュームの複製が完了する。これにより、図17に示すように、複写元論理ディスク）93とセカンダリー（複写先論理ディスク）94とを別々のホスト（アプリケーション）90、95が使用できる。

【0010】図18に示すように、プライマリー（複写元論理ディスク）93は、コピー期間中もアクセスできるが、セカンダリー（複写先論理ディスク）94は、コ

ピー期間中アクセスできない。

【0011】(2)ログストラクチャシステム (Log Structured File)

図19に示すように、ホストで定義される論理ディスクA、B、Cがあるとす。各データブロックは、1つの物理ディスク96に格納されている。各論理ディスクA、B、Cは、物理ディスク96のデータのポインタで定義される。従って、論理ディスクAから論理ディスクBへの複写は、論理ディスクBのポインタを論理ディスクAのポインタに設定することにより行われる。

【0012】又、論理ディスクBへの更新データB2は、オリジナルデータと別に、物理ディスク96に格納する。そして、論理ディスクBのポインタを、更新データB2のポインタに更新することにより、論理ディスクAのオリジナルデータA1～A6を変更することなく、論理ディスクBを更新できる。

【0013】この方法は、実データの複写を伴わない方法であり、ポインタの設定により、複写動作が直ちに完了できる。

【0014】(3)コンカレントコピーシステム (Concurrent Copy)

図20に示すように、複写元ディスク93から複写先ディスク94への複写時には、ホスト90が、複写元ディスク93の複写対象データを読み込み(A)、データ転送機能により、複写先ディスク94に書き込む。複写済の該当アドレスのビットマップを複写済に設定する。

【0015】複写中に、複写元ディスク93の未複写領域に更新要求があると、複写元ディスク93の該当データをサイドファイル92に退避する(①)。ビットマップの当該アドレス部分をサイドファイルに退避中に設定

(4)

特開2002-297455

6

する(②)。そして、複写元ディスク93を更新する(③)。サイドファイル92に退避されたデータの複写時は、サイドファイル92から複写対象データを読み込み、データ転送機能により、複写先ディスク94に書き込む(④)。この方法は、複写中に、ホストからの複写元ディスク93に対する参照/更新が可能である。

【0016】

【発明が解決しようとする課題】しかしながら、従来技術では、次の問題があった。

【0017】(1)図17、図18の二重化システムでは、コピー期間中に、複写先ディスクをアクセスできない。このため、複写先ディスクへのアクセスは、複写完了まで待つ必要があった。例えば、9Gbyteの複写には、2時間程度かかるため、2時間もの待ち時間が生じる。このため、スケジューラされた運用が必要となる。

【0018】(2)図19のログストラクチャーシステムでは、複写指示に応じて、複写元論理ディスクも複写先論理ディスクもアクセス可能となるが、実データを複写していないため、データを別ディスクに複写した二重化システムの利点が得られない。即ち、複写先の論理ディスクでの障害は、複写元の論理ディスクの障害でもあるため、複写先の物理ディスクが障害となると、複写元の論理ディスクも使用できない。又、複写先物理ディスクへのアクセスは、複写元物理ディスクへのアクセスとなり、別ディスクに分散することによる高速性能が得られない。

【0019】(3)図20のコンカレントコピーシステムでは、複写元の論理ディスクへのアクセスは、複写中も可能であるが、複写先論理ディスクへのアクセスは、複写完了まで待つ必要があった。

【0020】従って、本発明の目的は、実データを複写しても、複写指示に応じて、直ちに複写完了の状態にアクセスすることができる記憶装置のデータ領域間の複写処理方法、記憶システムを提供することにある。

【0021】本発明の他の目的は、複写中も、複写先のデータ領域のアクセスを可能とするためのデータ領域間の複写処理方法、記憶システムを提供することにある。

【0022】本発明の更に他の目的は、アクセス領域が複写完了か複写未完了かを判定して、複写先のデータ領域のアクセスを可能とするためのデータ領域間の複写処理方法、記憶システムを提供することにある。

【0023】また、類似の問題として、上位装置からのアクセスを可能とするためには、あらかじめ論理ディスクのフォーマットが必要であり、フォーマットが終了するまでは、当該論理ディスクに対するアクセスは行えなかった。論理フォーマットに要する時間は論理ボリュームの大きさによって異なるが、おおよそ数十分から数時間であるが、この間はデータ処理ができないということになる。ストレージシステムの新設や既存システムに論

7

理ボリュームの増設等の作業に要する時間が無視できない状態になってきている。

【0024】従って、本発明の更なる目的は、論理ディスクのフォーマットを実行しても、フォーマット開始指示に応じて、直ちにフォーマット完了の状態にアクセスすることができる記憶装置のフォーマット処理方法、記憶システム及びその記憶媒体を提供することにある。

【0025】

【課題を解決するための手段】本発明は、複写指示に応じて、複写元のデータ領域のデータを複写先のデータ領域に複写する記憶装置のデータ領域間の複写処理方法である。そして、複写方法は、複写指示に応じて、前記複写元のデータ領域のデータを、所定のブロック単位毎に中間媒体データ領域へ複写処理するとともに、中間媒体データ領域へ複写されたデータを前記複写先データ領域へ複写処理するステップ、及び、前記複写処理中の前記複写元及び前記複写先データ領域のブロックに対する外部からのアクセスに対し、前記複写処理を中断して、前記アクセスを処理するステップとを有する。

【0026】そのアクセスを処理するステップは、まず、前記アクセス対象ブロックが、複写処理が完了しているブロックに対するものか否かをデータ領域毎に判断した後、当該判断に基づいて、以下の処理ステップを有する。

【0027】アクセスが、複写元データ領域の複写未完了ブロックへの更新アクセスである場合には、複写元データ領域のアクセス対象ブロックに格納されているデータを、中間媒体データ領域へ複写した後、複写元データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新する。

【0028】アクセスが、複写先データ領域の複写未完了ブロックであって複写元データ領域から中間媒体データ領域へのデータ複写未完了ブロックへの参照アクセスである場合には、複写元データ領域のデータを参照する。

【0029】アクセスが、複写先データ領域の複写未完了ブロックであって複写元データ領域から中間媒体データ領域のデータ複写完了ブロックへの参照アクセスである場合には、複写元データ領域のデータ又は中間媒体データ領域のデータを参照する。装置の処理性能を考慮すれば、一般的には後者が望ましいが、キャッシュメモリ上にデータが存在するなど、様々な要因により具体的な性能の優劣は異なる。

【0030】アクセスが、複写先データ領域の複写未完了ブロックであって複写元データ領域から中間媒体データ領域のデータ複写未完了ブロックへの更新アクセスである場合には、以下の二つの内のいずれかの処理を行う。

【0031】第一の処理は、複写先データ領域のアクセス対象ブロックを更新するとともに当該ブロックへの複写を禁止する処理である。第二の処理は、中間媒体デー

(5)

特開2002-297455

8

タ領域のデータを更新した後、当該データの格納されているブロックへの複写元データ領域からの複写を禁止する処理である。

【0032】アクセスが、複写先データ領域の複写未完了ブロックであって複写元データ領域から中間媒体データ領域への複写が完了しているブロックへの更新アクセスである場合には、複写先データ領域のアクセス対象ブロックを更新して当該ブロックへの複写を禁止する。

【0033】本発明は、複写指示に応じて直ちに複写完了の応答を返し、実データを複写しながら、アクセス要求を受け付け、複写元及び複写先データ領域への参照及び更新アクセスを行うものである。このため、第1に、複写元データ領域を複数のブロックに分割し、分割されたブロック単位で、中間媒体データ領域へ一旦複写した後、当該データを複写先データ領域へ複写する。複写中に、アクセス要求があった時は、複写動作を中断し、アクセス要求を実行する。中間媒体を備える理由は後述する。

【0034】複写元から中間媒体への複写と、中間媒体から複写先への複写とは、異なる時間にも、同時に実行することができる。いずれを採用するかは、処理時間と開発時間とのトレードオフで決定される。

【0035】第2に、アクセス対象領域が複写完了領域か複写未完了領域か、更に中間媒体への複写が完了しているか否かによって、アクセス処理を変更している。即ち、複写完了領域への参照及び更新アクセスは、複写が完了しているので、アクセスを許可する。一方、複写未完了領域へのアクセスは、複写指示時のデータを保存しつつ、アクセスを許可する。即ち、複写元データ領域の複写未完了領域への参照アクセスは、データの変更がないため、そのまま許可する。複写元データ領域の複写未完了領域への更新アクセスは、そのまま更新すると、更新前の未複写データが消失する。このため、複写元データ領域のアクセス対象領域を、複写先データ領域へ複写して、更新前のデータを複写先データ領域に移す。その後、複写元データ領域のアクセス対象領域を更新する。これにより、論理的には、複写指示時の更新前のデータを複写することができる。

【0036】しかし、正センタと副センタとが遠隔地に配置され、通信回線を介してデータの二重化を行うリモートシステムの場合には、上記手順をそのまま適用することはできない。リモートシステムにおいては、正センタと副センタとの間のデータの転送に、同一記憶システム内で行う記憶装置間のデータ転送処理の、実に4倍もの時間を要するからである。これは、正センタと副センタとの距離が数百キロにも及ぶ場合があることと、通信に一般専用線等を利用していることに起因する。

【0037】そうすると、データ複写中に、複写元データ領域の複写未完了ブロックに更新処理が行われると、当該ブロックを副センタに複写する動作が必要となる。

50

9

この複写処理が完了するまで、複写元データ領域の複写未完了ブロックに対する、上位装置からの更新処理は待たされることになる。上位装置からの更新処理は著しく遅延することとなり、装置性能を大幅に低下させる。

【0038】このため、特に、リモートシステムの場合には、中間媒体が必要となる。正センタから副センタのデータ複写が開始されると、まず、複写元データ領域から中間媒体データ領域に対する複写が開始される。この複写は同一記憶システム内で実行されるので、複写処理中に前述のような、複写元データ領域の複写未完了ブロックに対する更新処理が行われたとしても、当該ブロックの中間媒体への複写は比較的短い時間で終了する。このため、装置性能の低下は最低限度に抑えられ、通常は問題とならない範囲で収まる。

【0039】一旦、複写元データ領域から中間媒体領域への複写が完了してしまえば、複写元データ領域は複写処理から開放される。上位装置からの複写元データ領域へのアクセスは、通常どおり実行される。複写元データ領域に対する性能の低下は発生しない。その後、中間媒体から副センタ側の複写先領域への複写を実行することで、複写処理自体も完了する。これにより、正センタの複写元データ領域から副センタの複写先データ領域への複写は物理的にも完了する。

【0040】複写先データ領域論理ディスクの複写未完了ブロックへの参照アクセスは、複写が完了していないため、複写元データ領域の当該ブロックのデータを読み出す。これにより、複写先データ領域の複写未完了ブロックであっても、当該領域の複写データを参照することができ、複写先データ領域においても、複写指示時のデータの参照が可能となる。また、中間媒体への複写が既に完了しているなら、中間媒体データ領域の当該ブロックのデータを読み出してもよい。

【0041】複写先データ領域の複写未完了領域への更新アクセスは、複写先データ領域を更新データで更新する。そして、その領域の複写を禁止する。これにより、複写先データ領域の当該領域の更新データが、複写により変化することを防止できる。

【0042】この場合も、前記中間媒体を備えているので、中間媒体領域のデータブロックの更新としてもよい。この場合は、複写元データ領域から中間媒体への当該ブロックの複写を禁止する。

【0043】本発明の他の態様は、前記データ領域が論理ディスクで構成することにより、RAIDシステムでの論理ディスク間の複写が容易にできる。更に、本発明の他の態様では、前記アクセス処理ステップは、更に、前記複写元データ領域の参照アクセスに対し、前記複写元データ領域の前記アクセス対象領域を参照するステップと、前記複写先データ領域の複写完了領域へのアクセスに対し、前記複写先データ領域の前記アクセス対象領域を参照又は更新するステップとを有する。

(6)

特開2002-297455

10

【0044】本発明の他の態様は、前記複写先データ領域の複写未完了領域への参照ステップは、前記複写元データ領域の前記アクセス対象領域を参照した後、前記参照した複写元データ領域の前記アクセス対象領域を、前記複写先データ領域へ複写するステップからなる。これにより、参照と共に、複写が可能となる。

【0045】もちろん、中間媒体を備えているので、中間が痛い領域への複写が完了していれば、そちのデータを参照することもできる。

10 【0046】本発明の他の態様は、前記複写ステップは、前記各領域の複写状況を示す管理情報を参照して、次の複写領域を決定するステップと、前記複写領域の複写完了時に、前記複写領域の管理情報を更新するステップを有する。又、前記アクセスステップは、前記管理情報を参照して、前記アクセス対象領域が複写完了領域か複写未完了領域かを判定するステップを有する。

20 【0047】管理情報を設けているので、アクセス対象領域のデータを先に複写しても、その領域が再度複写されることを防止できる。又、管理情報により、アクセス対象領域が複写完了領域か複写未完了領域かを判定するため、正確にアクセス領域が、複写完了領域か複写未完了領域かを判定できる。

【0048】本発明の他の態様は、前記アクセスステップは、前記複写元データ領域の前記アクセス対象領域を、前記複写先データ領域へ複写した時に、前記アクセス対象領域の管理情報を更新するステップを更に有する。これにより、アクセス処理により、先に複写を行っても、管理情報が、正確に複写状況を示すことができる。

30 【0049】本発明の他の態様は、前記複写ステップは、前記複写元データ領域の各領域の複写状況を示す前記管理情報を参照して、次の複写領域を決定するステップと、前記複写元データ領域の対象領域をメモリに読み出すステップと、前記対象領域を読み出した後に、前記管理情報を更新するステップと、前記メモリの前記対象領域を前記複写先データ領域に書き込むステップとを有する。対象領域をメモリに読み出したことにより、管理情報を、更新することにより、複写元論理ディスクのアクセスが可能となる。

40 【0050】本発明の他の態様は、前記複写ステップは、前記各領域の複写状況を示すフラグで示すビットマップを参照して、次の複写領域を決定するステップと、前記複写領域の複写完了時に、前記ビットマップの前記複写領域のフラグを更新するステップを有する。管理情報をビットマップで表現するため、管理情報の占めるメモリ領域を少なくすることができる。

50 【0051】本発明の他の態様は、前記複写ステップは、前記複写指示に応じて、複写完了を通知するステップを更に有する。これにより、アクセス元は、直ちにアクセスが可能となったことを知ることができる。

11

【0052】本発明のディスク記憶システムは、一の物理ディスクで構成された一の論理ディスクと、他の物理ディスクで構成された他の論理ディスクと、アクセス指示に応じて、指定された論理ディスクのデータをアクセスし、且つ複写指示に応じて、複写元の論理ディスクの分割された各領域単位で、前記複写先論理ディスクへの複写処理するディスク制御回路とを有する。

【0053】このディスク制御回路は、前記複写元論理ディスクの複写未完了領域への更新アクセスに対し、前記複写元論理ディスクの前記アクセス対象領域を、前記中間媒体へ複写した後、前記複写元論理ディスクの前記アクセス対象領域を更新し、前記複写先論理ディスクの複写未完了領域への参照アクセスに対し、前記複写元論理ディスクの前記アクセス対象領域を読み出し、前記複写先論理ディスクの複写未完了領域への更新アクセスに対し、前記複写先論理ディスクの前記アクセス対象領域を更新し、前記アクセス対象領域の複写を禁止する。

【0054】これにより、前述したように、複写中に、複写先と複写元の論理ディスクのアクセスが可能となり、複写指示に応じて、ホストが、直ちに複写先と複写元の論理ディスクのアクセスが可能となる。従って、複写待ちの状態を回避することができる。

【0055】また、中間媒体を備えたことで、リモートシステムにおいても、複写元ディスク装置の処理性能の低下を防止することができる。

【0056】本発明のディスク記憶システムの他の態様は、前記複写元論理ディスクの前記各領域の複写状況を示す管理情報を記憶するメモリを有し、前記制御回路は、前記メモリの管理情報を参照して、前記アクセス対象領域が複写完了領域か複写未完了領域かを判定する。

【0057】

【発明の実施の形態】図1は、本発明の一実施の形態の記憶システムのブロック図、図2は図1のコピー処理フロー図、図3は、図1のビットマップメモリの説明図である。

【0058】図1に示すように、RAIDシステムでは、論理ディスク1は、1又は複数の物理ディスクで構成される。物理ディスクは、磁気ディスクや光ディスクを使用することができる。論理ディスク2は、1又は複数の物理ディスクで構成される。正センタ側ディスクコントローラ14は、ホストの指示に応じて、論理ディスク1、2をアクセスする。

【0059】ディスクコントローラ14は、プロセッサ(CPU)4と、メモリ(主記憶)7とを有する。メモリ7には、論理ディスク1のキャッシュ領域(キャッシュメモリという)9と、論理ディスク2のキャッシュ領域(キャッシュメモリという)11とが設けられている。又、メモリ7には、論理ディスク1の複写状態を管理するためのビットマップエリア(ビットマップという)8と、論理ディスク2の複写状態を管理するための

(7)

特開2002-297455

12

ビットマップエリア(ビットマップという)10とが設けられている。

【0060】即ち、ビットマップ8、10は、図3

(A)に示すように、論理ディスク1、2の複写範囲の各データブロックに対して、1ビットを割り当て、未複写ブロックを「1」、複写済ブロックを「0」として、データブロックの複写状態を管理する。プロセッサ4は、メモリ7に格納されたファームウェアの記述に基づいて動作する。そして、ビットマップ8、10を用いて、論理ディスクの複写範囲を各データブロック単位で複写する。

【0061】論理ディスク3もまた、1又は複数の物理ディスクで構成される。副センタ側ディスクコントローラ15は、ホストの指示及び正センタの指示に応じて、論理ディスク3をアクセスする。また、通信回線を介して、副センタの複写先データ領域に対するアクセスも可能である。

【0062】ディスクコントローラ15は、プロセッサ(CPU)6と、メモリ(主記憶)16とを有する。メモリ16には、論理ディスク3のキャッシュ領域(キャッシュメモリという)13が設けられている。又、メモリ16には、論理ディスク3の複写状態を管理するためのビットマップエリア(ビットマップという)12が設けられている。

【0063】即ち、ビットマップ12は、図3(A)に示すように、論理ディスク3の複写範囲の各データブロックに対して、1ビットを割り当て、未複写ブロックを「1」、複写済ブロックを「0」として、データブロックの複写状態を管理する。プロセッサ6は、メモリ7に格納されたファームウェアの記述に基づいて動作する。そして、ビットマップ12を用いて、論理ディスクの複写範囲を各データブロック単位で複写する。

【0064】図2のコピー処理フローに従い、複写処理を説明する。ここで、複写元を論理ディスク1、中間媒体を論理ディスク2、複写先を論理ディスク3とする。

【0065】(S0)ホストは、コピー開始に当たり、ディスクコントローラ14に複写指示を与える。プロセッサ4は、複写指示を受けると、ホストに複写完了を通知する。これにより、ホストは、論理ディスク1、2、3のアクセスが可能となる。

【0066】(S1)プロセッサ4は、複写元ビットマップ8の複写済みブロック情報を未複写に設定する。プロセッサ4は、複写先ビットマップ12の複写済みブロック情報を未複写に設定するよう、副センタに指示する。プロセッサ4は、中間媒体用ビットマップ10の複写済みブロック情報を複写済みに設定する。図3(B)に示すように、ビットマップ6、10の各ビットは、未複写の「1」に設定される。ビットマップ8の各ビットは、複写済の「0」に設定される。

【0067】この後、プロセッサ4は、複写元から中間

13

媒体への複写を実行しつつ、中間媒体から複写先への複写（S8以降）を並列に実行する。

【0068】（S2）プロセッサ4は、複写元ビットマップ8を参照して、未複写ブロック情報を獲得する

（①）。プロセッサ4は、複写元論理ディスク1に、対象ブロックのリードを指示する（②）。これにより、複写元論理ディスク1の対象データブロックが複写元のキャッシュメモリ9に展開される。これをステージングという（③）。

【0069】（S3）プロセッサ4は、複写元のキャッシュメモリ9に読み込んだ未複写データブロックを、中間媒体キャッシュメモリ11に複写する（④）。

【0070】（S4）プロセッサ4は、複写元ビットマップ8を複写済「0」に設定する（⑦）。プロセッサ4は、中間媒体ビットマップ10の更新ブロック情報を未複写「1」に設定する。図3（C）は、この様子を示している。

【0071】（S5）プロセッサ4は、中間媒体論理ディスク2に対して、キャッシュメモリ11に複写された未複写データブロックの書き出しを指示する。これにより、論理ディスク2に、キャッシュメモリ11に複写された未複写データブロックが書き出される。これをデステージという（⑧）。プロセッサ4は、デステージが完了すると、その旨を中間媒体から副センタの複写先データ領域への複写プロセス（S8以降）に通知する。

【0072】（S6）プロセッサ4は、複写元ビットマップ8のブロック情報を参照して、複写すべきデータブロックが残っているかを判定する。複写すべきデータブロックが残っていれば、ステップS2に戻る。

【0073】（S7）複写すべきデータブロックが残っていないければ複写を終了し、中間媒体から副センタの複写先データ領域への複写プロセスに、複写終了を通知する。

【0074】このステップS3～S7の間に、複写元及び複写先論理ディスク1、3へのI/O要求割り込みがあると、その複写処理を中断して、そのアクセス処理（図4乃至図12で後述する）を行う。

【0075】（S8）中間媒体から副センタの複写先データ領域への複写プロセスは、中間媒体への書き込み完了通知を待っている。

【0076】（S9）プロセッサ4は、中間媒体への書き込み完了通知を受け取ると、中間媒体用ビットマップ10を参照して、複写先データ領域への複写可能範囲を決定する。

【0077】（S10）プロセッサ4は、複写可能範囲のデータブロックを、中間媒体キャッシュメモリ11に複写する。

【0078】（S11）プロセッサ4は、中間媒体用キャッシュメモリ11に読み込んだ未複写データブロックを、副センタに転送する（⑤）。

(8)

特開2002-297455

14

【0079】（S12）プロセッサ4は、副センタからの書き込み完了通知を待って、中間媒体用ビットマップ10を複写済「0」に設定する。図3（C）は、この様子を示している。

【0080】（S13）プロセッサ4は、中間媒体ビットマップ10を参照して、未複写領域が残っているかどうか判断する。未複写領域が残っている場合には、ステップS9に戻り、処理を繰り返す。

【0081】（S14）プロセッサ4は、中間媒体ビットマップ10を参照して、未複写領域が残っていない場合、複写元データ領域からの複写終了通知があったかどうか判断する。複写終了通知がない場合、再び、中間媒体へのデータの複写が行われるのを待つステップS8に戻る。

【0082】（S15）プロセッサ4は、複写終了通知があった場合、複写処理を完了する（S15）。

【0083】図4は、複写中の論理ディスクに対する参照処理フロー図、図5は、複写中の論理ディスクに対する更新処理フロー図、図6は、複写中の論理ディスクに対するアクセスパターン説明図、図7乃至図12は、その動作説明図である。図7は、複写元の複写完了部への参照動作説明図、図8は、複写元の複写完了部への更新動作説明図、図9は、複写元の複写未完了部への参照動作説明図、図10は、複写先の複写未完了部への参照動作説明図、図11は、複写元の複写未完了部への更新動作説明図、図12は、複写先の複写未完了部への更新動作説明図である。

【0084】図4により、複写中の参照処理について、説明する。

【0085】（S20）プロセッサ4は、参照指示（リード）が複写対象領域への参照か否かを判定する。複写対象領域への参照でなければ、ステップS22のステージング処理に進む。

【0086】（S21）複写対象領域への参照であると、複写元への参照要求かを判定する。複写元への参照要求であると（図6のアクセスパターン1、3）、ステップS22のステージング処理に進む。

【0087】（S22）プロセッサ4は、複写元のデータ領域から複写元のキャッシュメモリ9へ、対象データのステージングを行う。

【0088】（S23）複写元への参照要求でない、複写先への参照要求である。プロセッサ4は、ビットマップ8を参照して、参照要求の領域が、複写元から中間媒体への複写未完了部かどうかを判定する。中間媒体への複写未完了部に対する参照要求でない、即ち、中間媒体への複写完了部に対する参照要求（図6のアクセスパターン5、7）であると、ステップS22のステージング処理に進む。

【0089】（S24）中間媒体への複写未完了部に対する参照要求である（図6のアクセスパターン7）と、

50

15

図10に示すように、プロセッサ4は、複写元論理ディスク1に、対象ブロックのリードを指示し、複写元論理ディスク1の対象データブロックを複写元のキャッシュメモリ9にステージングする(9)。複写元のキャッシュメモリ9に読み込んだ未複写データブロックを、中間媒体用キャッシュメモリ11に複写する。

【0090】(S25)プロセッサ4は、中間媒体論理ディスク2に、キャッシュメモリ11に複写された未複写データブロックの書き出しを指示する。これにより、論理ディスク2に、キャッシュメモリ11に複写された未複写データブロックが書き出される。

【0091】(S26)プロセッサ4は、複写元ビットマップ8のブロック情報を複写済「0」に設定する。プロセッサ4は、中間媒体用ビットマップ10のブロック情報を未複写「1」に設定する。

【0092】(S27)プロセッサ4は、参照対象を構成するデータブロックが未だあるかを判定する。参照対象を構成するデータブロックが未だあれば、ステップS23に戻る。参照対象を構成するデータブロックがなければ、参照を完了する。

【0093】(S28)通常参照処理では、プロセッサ4は、キャッシュメモリ9にステージングされたブロックをホスト17に転送して終了する。

【0094】従って、複写元の複写完了部への参照(図6のアクセスパターン1)の動作は、図7に示すようになる。又、複写元の複写完了部への参照(図6のアクセスパターン3)の動作は、図9に示すようになる。更に、複写先の複写完了部への参照(図6のアクセスパターン5)の動作は、図7と同様である。

【0095】次に、図5により、複写中の更新処理について、説明する。

【0096】(S30)プロセッサ4は、更新指示(ライト)と判定すると、複写対象領域への更新処理か否かを判定する。複写対象領域でないと、ステップS41のキャッシュメモリ9への書き込み処理に進む。

【0097】(S31)複写対象領域であると、プロセッサ4は、ビットマップ8を参照して、複写元の複写完了部への更新要求かを判定する。複写元の複写完了部に対する更新要求でないと、ステップS36の判断に進む。

【0098】(S32)複写元の複写完了部に対する更新要求である(図6のアクセスパターン4)と、図11に示すように、プロセッサ4は、複写元論理ディスク1に、更新対象ブロックのリードを指示し、複写元論理ディスク1の更新対象データブロックを複写元のキャッシュメモリ9にステージングする。次に、プロセッサ4は、複写元のキャッシュメモリ9に読み込んだ更新対象データブロックを、中間媒体キャッシュメモリ11に複写する。プロセッサ4は、キャッシュメモリ11に複写された更新対象データブロックの、中間媒体論理ディス

(9)

特開2002-297455

16

ク2へのデステージを指示する。論理ディスク2に、キャッシュメモリ11に複写された更新対象データブロックがデステージされる。

【0099】(S33)プロセッサ4は、複写元ビットマップ8の複写ブロック情報を複写済「0」に設定する。

【0100】(S34)プロセッサ4は、中間媒体ビットマップ10の複写ブロック情報を未複写「1」に設定する。

【0101】(S35)プロセッサ4は、更新対象を構成するデータブロックが未だあるかを判定する。更新対象を構成するデータブロックが未だあれば、ステップS32に戻る。更新対象を構成するデータブロックがなければ、ステップS42の通常更新処理に進む。

【0102】(S36)プロセッサ4は、ビットマップ11を参照して、更新指示が、複写先の複写完了部に対する更新要求(図6のアクセスパターン8)であるかを判定する。プロセッサ4は、更新指示が、複写先の複写完了部に対する更新要求でないと、ステップS41のキャッシュメモリ9への書き込み処理に進む。

【0103】(S37)プロセッサ4は、ビットマップ8を参照して、更新対象のブロックの、複写元データ領域から中間媒体データ領域への複写が完了しているか否かを判断する。複写が完了していなければ、ステップS41のキャッシュメモリ9への書き込み処理に進む。

【0104】(S38)中間媒体への複写が完了していれば、プロセッサ4は、中間媒体から副センタの複写先データ領域へのキャッシュメモリ13へのデータ転送を開始する。

【0105】(S39)プロセッサ4は、副センタからの書き込み完了報告を受けると、ビットマップ11の複写ブロック情報を複写済「0」に設定する。

【0106】(S40)プロセッサ4は、ビットマップ11を参照して、更新対象領域に未複写領域が残っているか確認する。未複写領域が残っていれば、ステップS38に戻り、処理を続ける。未複写領域が残っていなければ、ステップS41のキャッシュメモリ9への書き込み処理に進む。

【0107】(S41)更新データを複写元データ領域のキャッシュメモリ9に書き込む。

【0108】(S42)ホストから転送されたキャッシュメモリ9の更新データブロックを論理ディスク1に書き出し、更新を完了する。

【0109】複写元の複写完了部への更新(図6のアクセスパターン2)の動作は、図8に示すようになる。又、複写先の複写完了部への更新(図6のアクセスパターン6)の動作は、通常動作となる。

【0110】以上の動作を続けると、中間媒体へのホストからのアクセスも許容すれば、図6に示すように、複写中のホストからのアクセスパターンは、12パターン

50

(10)

特開2002-297455

17

ある。複写元又は複写先論理ディスク1、3の複写完了部に対する参照（アクセスパターン1、5）では、指定された論理ディスク1又は3から参照データのデータブロックをキャッシュメモリ9、13にステージングした後、ステージングしたデータブロックをホストに通知する（図7参照）。この処理は、当該データブロックの複写の完了/未完了に影響していないため、通常の参照処理と同一の処理である。

【0111】複写元又は複写先論理ディスク1、3の複写完了部に対する更新（アクセスパターン2、6）では、キャッシュメモリ9、13上に存在する更新されたデータブロックを、複写元又は複写先論理ディスク1、3に書き込む（図8参照）。この処理は、当該データブロックの複写が完了しているため、通常の更新処理と同一の処理である。

【0112】複写元論理ディスク1の複写未完了部に対する参照（アクセスパターン3）では、複写元論理ディスク1から参照データのデータブロックをキャッシュメモリ9にステージングした後、ステージングしたデータブロックをホストに通知する（図9参照）。この処理は、当該データブロックの複写の完了/未完了に影響していないため、通常の参照処理と同一の処理である。

【0113】この時に、ステージングされたデータブロックを、中間媒体論理ディスク2へ書き込むことにより、複写も行うことができる。この場合には、前述の参照のみを行い、複写は後で行うこともできる。

【0114】複写元論理ディスク1の複写未完了部に対する更新（アクセスパターン4）では、複写元論理ディスク1の更新対象データブロックを、中間媒体論理ディスク2に書き込む（複写する）。この時、図3（D）に示すように、複写状態を管理するビットマップ8は、複写済に更新され、このデータブロック領域の複写は完了状態に設定される。その後、ホストからの更新データブロックを、複写元論理ディスク1に書き込む（図11参照）。

【0115】複写先論理ディスク3の複写未完了部に対する参照（アクセスパターン7）では、複写元論理ディスク1から複写前の参照対象データブロックをキャッシュメモリ9にステージングした後、ステージングしたデータブロックをホストに通知する。そして、中間媒体データ領域への複写が未完了ならば、ステージングしたデータブロックを中間媒体論理ディスク2に書き込む（図10参照）。この時、図3（D）に示すように、複写状態を管理するビットマップ8の当該データブロックの更新ビットは複写済に更新され、このデータブロック領域の複写は完了状態に設定される。

【0116】中間媒体データ領域への複写が完了している場合は、既に複写元データ領域のデータは保持されているので、複写元論理ディスクへ1の更新処理は、通常どおり行える。

18

【0117】複写先論理ディスク3の複写未完了部に対する更新（アクセスパターン8）では、ホストからの更新データブロックを、複写先論理ディスク3に書き込む（図12参照）。この時、図3（D）に示すように、複写状態を管理するビットマップ10の当該更新ビットは、複写済に更新され、このデータブロック領域の複写は完了状態に設定される。このため、当該データブロック領域の複写元から複写先への複写は禁止される。

【0118】中間媒体論理ディスク2への複写が未完了ならば、複写先論理ディスク3への更新データを中間媒体論理ディスク2へ書き込むことも可能となる。この場合、複写状態を管理するビットマップ8の当該更新ビットは、複写済に更新され、このデータブロック領域の複写は完了状態に設定しなければならない。

【0119】また、以上に加えて更に、ホスト（アプリケーション）から、中間媒体へのアクセスを許す形態も考えられる。この様子を示したのが、図13及び図14である。

【0120】中間媒体論理ディスクへの複写完了部に対する複写元論理ディスクの参照（アクセスパターン9）では、指定された論理ディスク1から参照データのデータブロックをキャッシュメモリ9にステージングした後、ステージングしたデータブロックをホストに通知する。この処理は、当該データブロックの複写の完了/未完了に影響していないため、通常の参照処理と同一の処理である。

【0121】中間媒体論理ディスク2への複写未完了部に対する複写元論理ディスクの参照（アクセスパターン11）では、複写元論理ディスク1から参照データのデータブロックをキャッシュメモリ9にステージングした後、ステージングしたデータブロックをホストに通知する（図13参照）。この処理は、当該データブロックの複写の完了/未完了に影響していないため、通常の参照処理と同一の処理である。

【0122】中間媒体論理ディスク2への複写完了部に対する複写元論理ディスクの更新（アクセスパターン10）では、キャッシュメモリ9上に存在する更新されたデータブロックを、複写元論理ディスク1に書き込む。この処理は、当該データブロックの複写が完了しているため、通常の更新処理と同一の処理である。

【0123】中間媒体論理ディスク2への複写未完了部に対する複写元論理ディスクの更新（アクセスパターン12）では、複写元論理ディスク1の更新対象データブロックを、キャッシュメモリ9にステージングして、キャッシュメモリ13に複写する。その後、ホストからの更新データブロックを、複写元論理ディスク1に書き込む（図14参照）。

【0124】このようにして、複写処理を、複写範囲を複数の領域に分割して、分割した領域単位で、行う。このため、複写処理中に、上位から1/O要求を受けて、

50

(11)

特開 2002-297455

19

20

I/O要求を処理することができる。従って、複写指示を受けても、直ちに論理ディスクへのアクセスが可能となる。

【0125】又、複写元論理ディスクの複写未完了領域への更新アクセスに対しては、複写元論理ディスクの複写未完了領域を複写先論理ディスクに複写した後、複写元論理ディスクの複写未完了領域を更新するので、更新アクセスにより、複写先論理ディスクの複写データが更新されたデータとなることを防止できる。

【0126】更に、複写先論理ディスクの複写未完了領域への参照アクセスに対しては、複写元論理ディスクの当該領域のデータを読み出し、転送するので、複写先論理ディスクの複写未完了領域への参照アクセスであっても、複写データを提供できる。又、実施例のように、読み出した複写元論理ディスクの当該領域のデータを複写先論理ディスクに複写する処理を付加しても良い。これにより、読み出したデータを複写に生かすことができる。

【0127】更に、複写先論理ディスクの複写未完了領域への更新アクセスに対しては、複写先論理ディスクの当該領域のデータを更新データで更新し、当該領域への複写を禁止するので、更新データが、複写データで変更されることを防止できる。

【0128】又、ビットマップ等により、各領域の複写状態を管理する管理情報を設けたため、容易に、複写完了領域か複写未完了領域かを判定できる。更に、アクセス処理時に、他の領域の複写に先立って、当該アクセス領域を先に複写しても、再複写を防止できる。同様に、複写先論理ディスクを更新処理しても、更新データを複写データで置き換えることを防止できる。

【0129】管理情報がビットマップのため、少ない容量で複写管理することができる。尚、ビットマップ6、8を、各論理ディスクに設けているが、各論理ディスクに共通な1つのビットマップで構成しても良い。

【0130】又、論理ディスク1、2、3のアクセス、複写は、周知のキャッシュメモリを用いたアクセス技術を使用できる。即ち、物理ディスクのデータの一部分が、キャッシュメモリにステージングされるシステムでは、論理ディスクへのアクセスは、まず、キャッシュメモリをアクセスして、該当ブロックデータを見つける。キャッシュメモリに該当ブロックデータがステージングされていない場合に、物理ディスクをアクセスして、該当ブロックデータを得る。更新の場合も同様であり、キャッシュメモリ上のデータを更新する。このような周知のキャッシュメモリを用いても良い。この場合には、論理ディスク1、2、3は、物理ディスクとキャッシュメモリとから構成される。

【0131】図15は、副センタに接続されたホスト100が、複写先論理ディスク3の複写未完了ブロックに対して参照要求を行った状態を示す図である。この場

合、プロセッサ6は当該領域の複写を正センタに要求し、正センタからの日複写が完了した後、当該データをホストに送信する。この後、当該領域への複写を禁止するため、ビットマップ12を更新し、該当するブロックに対応するビットを複写済「0」にセットする。

【0132】図16は、副センタに接続されたホスト100が、複写先論理ディスク3の複写未完了ブロックに対して更新要求を行った状態を示す図である。この場合、プロセッサ6は当該データを複写先論理ディスク3に書き込み、ホストからの処理を終了させる。その後当該領域への複写を禁止するため、ビットマップ12を更新し、該当するブロックに対応するビットを複写済「0」にセットする。

【0133】図21は、本発明の他の実施の形態の記憶システムの構成図である。

【0134】本実施例では、記憶システム1500は、一つの論理ディスク1503に一つのビットマップ1501を持ち、フォーマットの完了したブロックを記録してゆく。プロセッサ1504は、フォーマット開始前に、未フォーマットを意味する「1」を、全てのビットに記入する。フォーマットが完了したブロックに対応するビットには「0」をセットする。

【0135】図22に処理フロー図を示す。

【0136】(S50) 上位装置からのアクセスが発生する。

【0137】(S51) プロセッサ1504は、上位装置からのアクセスがフォーマット対象領域へのものか否かを判定する。アクセスがフォーマット対象領域外へのものであれば、ステップS56の通常処理を行う。

【0138】(S52) アクセスがフォーマット対象領域へのものであれば、プロセッサ1504は、アクセス対象ブロックのフォーマットが完了しているかを判断する。フォーマットが完了していれば、ステップS56の通常処理を行う。

【0139】(S53) アクセス対象ブロックが未フォーマットであれば、プロセッサ1504は、当該アクセスが参照であるか更新であるかを判断する。

【0140】(S54) アクセスが参照であれば、プロセッサ1504は当該ブロックへのフォーマットを実行し、ビットマップ1501の当該ブロックに対応するビットにフォーマット済みを意味する「0」を代入した後、当該ブロックのデータを参照する。あるいは、フォーマットパターンが固定であることを利用して、プロセッサ1504は、所定のデータを応答するようにしても良い。この場合、論理ディスク上のデータには何も変更が加えられていないので、後にフォーマットを完了させるために、ビットマップの変更も行わない。

【0141】(S55) アクセスが更新であれば、プロセッサ1504は論理ディスク上の対象ブロックを更新データで更新し、ビットマップの対応ビットに、フォー

21

マット済みを意味する「0」を代入して処理を終了する。

【0142】上述の実施の態様の他に、本発明は、次のような変形が可能である。

【0143】(1)前述の実施の態様では、ディスクコントローラ3のプロセッサ4が、複写処理を実行しているが、サーバー等のホストが複写処理を実行しても良い。又、サーバー等のホストが、複写処理及びアクセス処理を実行することにより、ディスクコントローラ3を削除しても良い。

【0144】(2)複写先論理ディスクの複写未完了領域の参照アクセスにおいて、複写元論理ディスクを参照するとともに、複写先論理ディスクに複写しているが、複写元論理ディスクを参照し、複写先論理ディスクの複写は別途実行しても良い。

【0145】以上、本発明を実施の形態により説明したが、本発明の主旨の範囲内で種々の変形が可能であり、これらを本発明の範囲から排除するものではない。

(付記1) 複写指示に応じて、複写元のデータ領域のデータを複写先のデータ領域に複写する記憶装置のデータ領域間の複写処理方法において、複写指示に応じて、前記複写元のデータ領域のデータを、所定のブロック単位毎に中間媒体のデータ領域へ複写処理するとともに、該中間媒体データ領域へ複写されたデータを前記複写先データ領域へ複写処理するステップと、前記複写処理中の前記複写元及び前記複写先データ領域のブロックに対する、前記複写元データ領域に接続された装置からのアクセスに対し、前記複写処理を中断して前記アクセスを処理するステップとを有し、前記アクセスを処理するステップは、前記アクセス対象ブロックが、複写処理が完了しているブロックに対するものか否かをデータ領域毎に判断するステップを有し、当該判断に基づいて、更に、前記アクセスが、前記複写元データ領域の複写未完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写元データ領域の前記アクセス対象ブロックに格納されているデータを、前記中間媒体データ領域へ複写した後、前記複写元データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新するステップと、前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域へのデータ複写未完了ブロックへの参照アクセスである場合には、前記複写元データ領域のデータを参照するステップと、前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域のデータ複写完了ブロックへの参照アクセスである場合には、前記複写元データ領域のデータ又は前記中間媒体データ領域のデータを参照するステップと、前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域のデータ複写未完了ブロックへの更新アクセスである場合に

(12)

特開2002-297455

22

は、前記複写先データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新するとともに当該ブロックへの複写を禁止するか、又は前記中間媒体データ領域のデータを更新して当該データの格納されているブロックへの前記複写元データ領域からの複写を禁止するステップと、前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域への複写完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写先データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新して当該ブロックへの複写を禁止するステップと、を有することを特徴とする記憶装置のデータ領域間複写処理方法。

(付記2) 前記複写元データ領域は、第1の論理ディスクで構成され、前記中間媒体データ領域は、前記第一の論理ディスクと同一装置内の第二の論理ディスクで構成され、前記複写先のデータ領域は、前記第一の論理ディスク及び前記第二の論理ディスクを有する装置とは異なる装置に備えられた第3の論理ディスクで構成されたこと、を特徴とする付記1記載の記憶装置のデータ領域間複写処理方法。

(付記3) 一のデータ領域と二のデータ領域とを有する記憶装置と、アクセス指示に応じて、指定されたデータ領域のブロックをアクセスし、且つ複写指示に応じて、複写元のデータ領域のデータを、所定のブロック単位毎に中間媒体のデータ領域へ複写処理するとともに、該中間媒体データ領域へ複写されたデータを他の記憶システムに備えられた複写先データ領域へ複写処理する記憶制御回路とを有し、前記記憶制御回路は、前記アクセスが、前記複写元データ領域の複写未完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写元データ領域の前記アクセス対象ブロックに格納されているデータを、前記中間媒体データ領域へ複写した後、前記複写元データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新する複写元データ更新部と、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックへの参照アクセスを行う複写先データ参照部と、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックへの更新アクセスを行う複写先データ更新部と、を有し、前記複写先データ参照部は、更に、前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域へのデータ複写未完了ブロックへの参照アクセスである場合には、前記複写元データ領域のデータを参照する元参照部と、前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域のデータ複写完了ブロックへの参照アクセスである場合には、前記複写元データ領域のデータ又は前記中間媒体データ領域のデータを参照する中間参照部と、を備え、前記複写先データ更新部は、更に、前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域の

データ複写未完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写先データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新するとともに当該ブロックへの複写を禁止するか、又は前記中間媒体データ領域のデータを更新して当該データの格納されているブロックへの前記複写元データ領域からの複写を禁止する中間更新部と、前記アクセスが、前記複写先データ領域の複写未完了ブロックであって前記複写元データ領域から前記中間媒体データ領域への複写完了ブロックへの更新アクセスである場合には、前記複写先データ領域の前記アクセス対象ブロックを更新して当該ブロックへの複写を禁止する先更新部と、を備えること、を特徴とする記憶システム。

(付記4) 前記記憶システムは、前記一のデータ領域を構成する一の論理ディスクと、前記他のデータ領域を構成する他の論理ディスクとを有すること、を特徴とする付記3記載の記憶システム。

(付記5) 前記記憶装置は、前記データの記録再生を行うディスク記憶装置で構成されたこと、を特徴とする付記3又は4記載の記憶システム。

(付記6) 前記記憶装置は、前記データの読取書き込みを行う半導体メモリで構成されたこと、を特徴とする付記3又は4記載の記憶システム。

(付記7) 初期化指示に応じて行われる指示対象データ領域の初期化処理方法において、初期化指示に応じて、初期化対象領域を所定のブロック単位毎に初期化処理するステップと、前記初期化処理中の前記初期化対象領域のブロックに対する外部からのアクセスに対し、前記初期化処理を中断して、前記アクセスを処理するステップとを有し、前記アクセスを処理するステップは、前記初期化対象領域の初期化未完了ブロックへの更新アクセスに対し、前記初期化対象領域の前記アクセス対象ブロックを更新して当該ブロックへの複写を禁止するステップと、前記初期化対象領域の初期化未完了ブロックへの参照アクセスに対しては、予め定められた初期化データを応答するか、又は対象ブロックの初期化処理を行った後に当該ブロックを参照するステップと、を有することを特徴とする記憶装置のデータ領域間複写処理方法。

(付記8) 一のデータ領域を有する記憶装置と、アクセス指示に応じて、指定されたデータ領域のブロックにアクセスし、且つ初期化指示に応じて初期化対象領域を所定のブロック単位毎に初期化処理する記憶制御回路と、を有し、前記記憶制御回路は、前記初期化対象領域の初期化未完了ブロックへの更新アクセスに対し、前記初期化対象領域の前記アクセス対象ブロックを更新して当該領域への複写を禁止するデータ更新部、前記初期化対象領域の初期化未完了ブロックへの参照アクセスに対しては、予め定められた初期化データを応答するか、又は対象ブロックの初期化処理を行った後に当該領域を参照するデータ参照部と、を有することを特徴とする記憶システム。

【0146】

【発明の効果】以上説明したように、本発明によれば、次の効果を奏する。

【0147】(1)複写元論理ディスク等のデータ領域を複数に分割し、分割された領域単位で、複写先論理ディスク等の他のデータ領域へ複写するようにして、複写中に、アクセス要求があった時は、複写動作を中断し、アクセス要求を実行するため、実データを複写しながら、アクセス要求を受け付け、複写元及び複写先論理ディスクへの参照及び更新アクセスを行うことができる。

【0148】特に、中間媒体を備えることで、リモートシステムにおける、性能低下を回避できるとともに、正センタと副センタとの間の通信回線に障害が発生した場合でも、中間媒体に複写元データ領域の複製を保持しておくことができるので、通信回線の復旧後に、中間媒体に記憶しておいて複写元の複製データに基づいて副センタの複写先データ領域を完全に再現できる。

【0149】(2)このようにしても、複写元論理ディスク等のデータ領域の複写未完了領域への更新アクセスは、複写元論理ディスク等のデータ領域のアクセス対象領域を、複写先論理ディスクへ複写した後、複写元論理ディスクのアクセス対象領域を更新するので、複写指示時の更新前のデータを複写することができる。

【0150】(3)複写先論理ディスクの複写未完了領域への参照アクセスに対し、複写元論理ディスクの当該領域のデータを読みだすため、複写先論理ディスクの複写未完了領域であっても、当該領域の複写データを参照することができる。

【0151】(4)複写先論理ディスクの複写未完了領域への更新アクセスは、複写先論理ディスクを更新データで更新した後、その領域の複写を禁止するので、複写先論理ディスクの当該領域の更新データが、複写により変化することを防止できる。

【0152】(5)論理ディスクのフォーマットをブロック単位に分割して行うようにして、フォーマット中にアクセス要求があったときは、フォーマット動作を中断し、アクセス要求を実行するため、実フォーマットを実行しながら、アクセス要求を受け付けることができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の一実施の態様のディスク制御装置のブロック図である。

【図2】本発明の一実施の態様のコピー処理フロー図である。

【図3】図1のビットマップの説明図である。

【図4】本発明の一実施の態様の複写中の参照処理フロー図である。

【図5】本発明の一実施の態様の複写中の更新処理フロー図である。

【図6】複写中のアクセスパターンの説明図である。

【図7】本発明の一実施の態様の複写元の複写完了部へ

(14)

特開2002-297455

25

26

の参照動作説明図である。

【図8】本発明の一実施の態様の複写元の複写完了部への更新動作説明図である。

【図9】本発明の一実施の態様の複写元の複写未完了部への参照動作説明図である。

【図10】本発明の一実施の態様の複写先の複写未完了部への参照動作説明図である。

【図11】本発明の一実施の態様の複写元の複写未完了部への更新動作説明図である。

【図12】本発明の一実施の態様の複写先の複写未完了部への更新動作説明図である。

【図13】本発明の一実施の態様の中間媒体への複写未完了部への参照動作説明図である。

【図14】本発明の一実施の態様の中間媒体への複写未完了部への更新動作説明図である。

【図15】本発明の一実施の態様の複写先の複写未完了部への参照動作説明図である。

【図16】本発明の一実施の態様の複写先の複写未完了部への更新動作説明図である。

【図17】従来の二重化切り離しシステムの構成図であ 20

る。

【図18】従来の二重化切り離しシステムの動作説明図である。

【図19】従来のログストラクチャシステムの説明図である。

【図20】従来のコンカレントコピーシステムの説明図である。

【図21】本発明の他の実施の態様の構成図である。

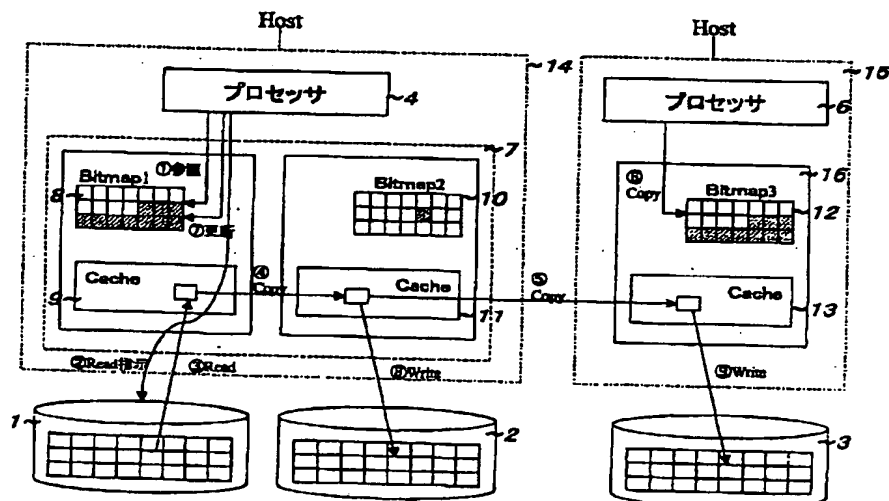
【図22】本発明の他の実施の態様のフォーマット処理フロー図である。

【符号の説明】

- 1 論理ディスク（複写元データ領域）
- 2 論理ディスク（中間媒体）
- 3 論理ディスク（複写先データ領域）
- 4 CPU
- 7 メモリ
- 8、10、12 ビットマップメモリ
- 9、11、13 キャッシュメモリ
- 14 ディスクコントローラ

【図1】

ブロック図

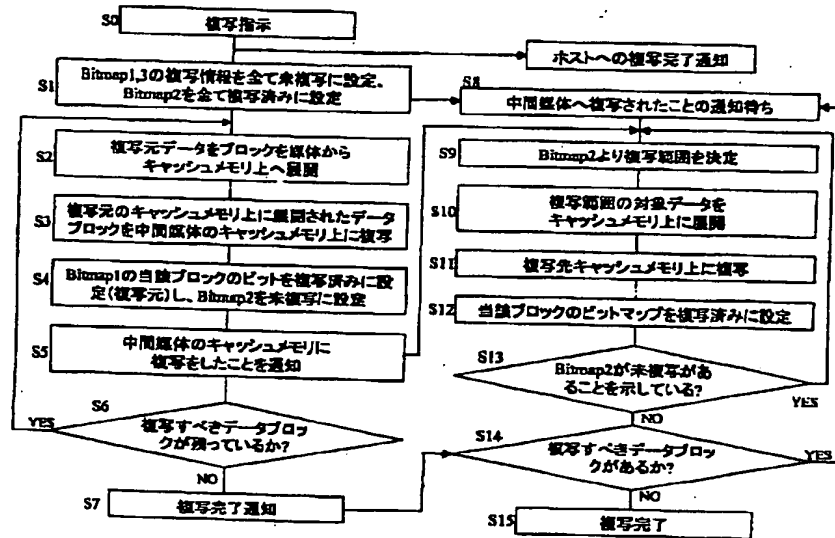


(15)

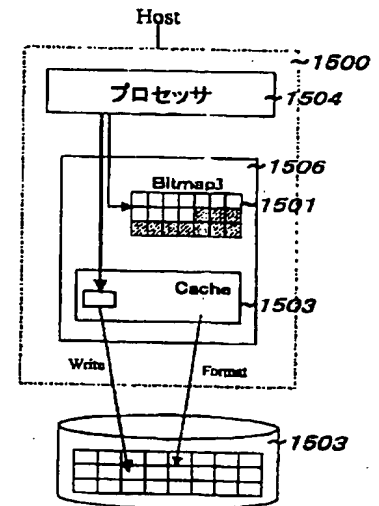
特開2002-297455

【図2】

コピー処理フロー

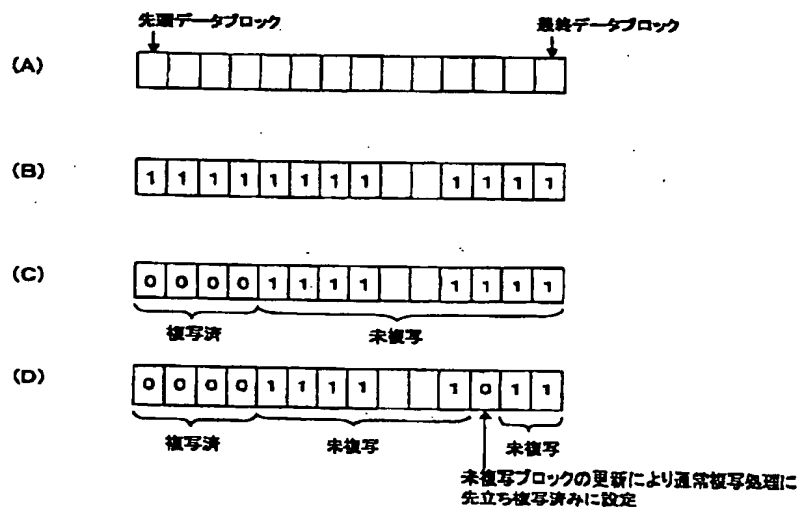


【図21】



【図3】

ビットマップ

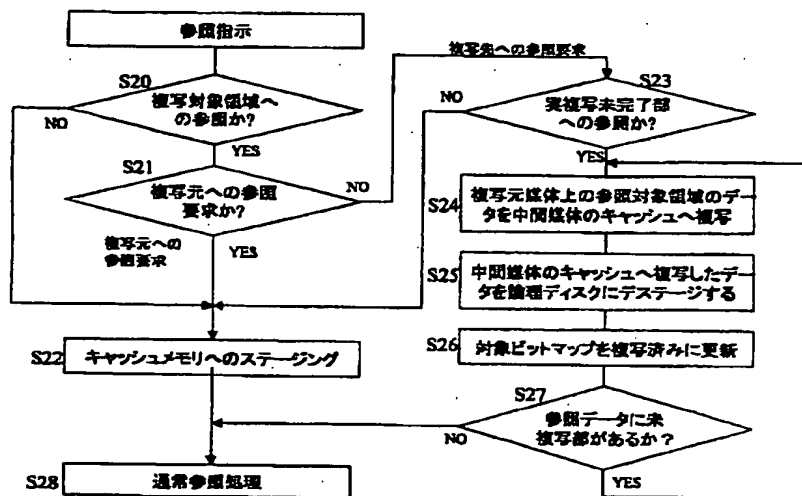


(16)

特開2002-297455

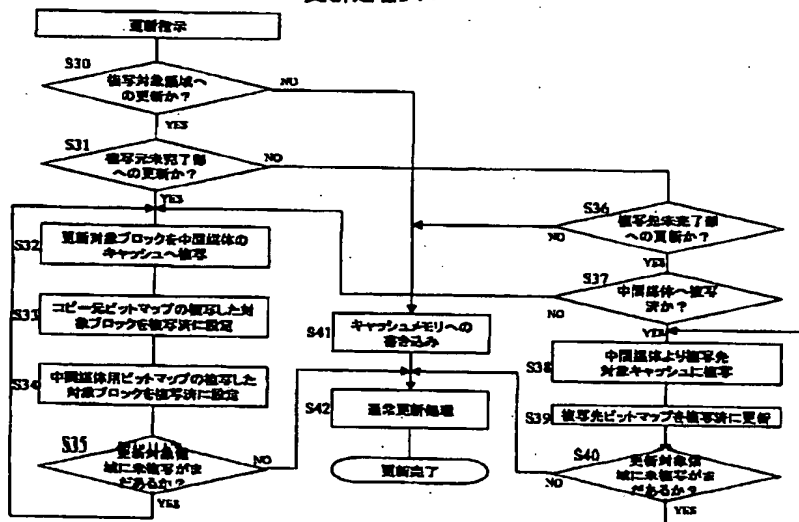
【図4】

参照処理フロー



【図5】

更新処理フロー



(17)

特開2002-297455

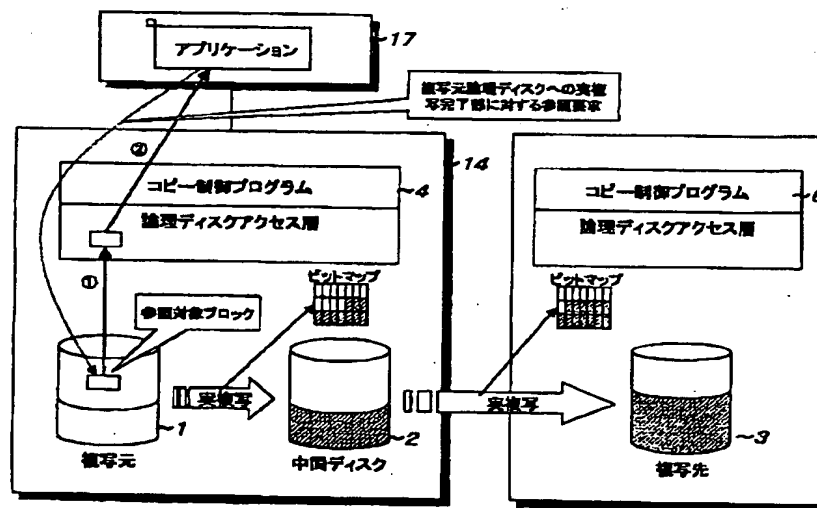
【図6】

アクセスパターン

アクセスパターン	アクセス対象論理ディスク	実複写状態	I/Oアクセス種別
パターン1	複写元論理ディスク	完了	参照
パターン2			更新
パターン3		未完了	参照
パターン4			更新
パターン5	複写先論理ディスク	完了	参照
パターン6			更新
パターン7		未完了	参照
パターン8			更新
パターン9	中間論理ディスク	完了	参照
パターン10			更新
パターン11		未完了	参照
パターン12			更新

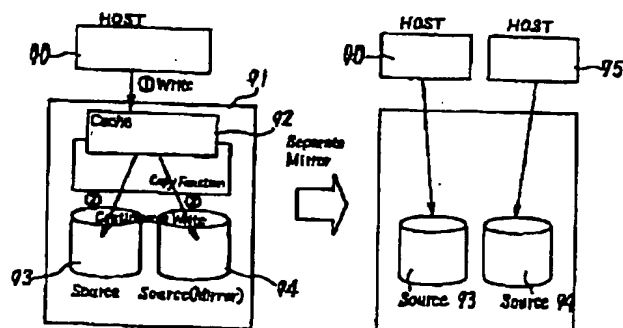
【図7】

複写元の複写完了部への参照



【図17】

従来の二重化切り離しシステム

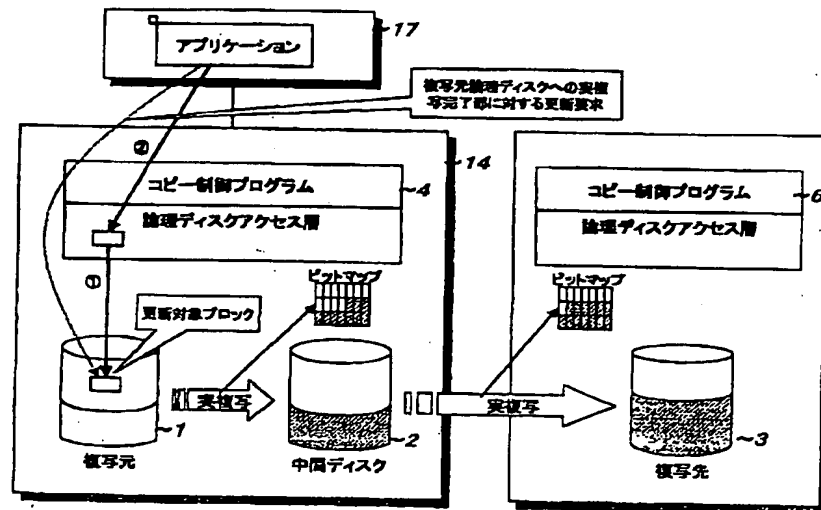


(18)

特開 2002-297455

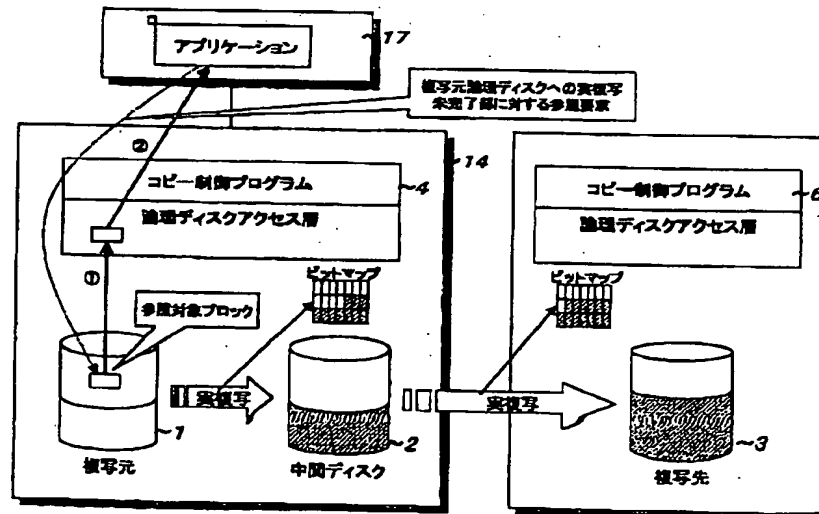
【图.8】

複写元の複写完了部への更新



【图9】

複写元の複写未完了部への参照

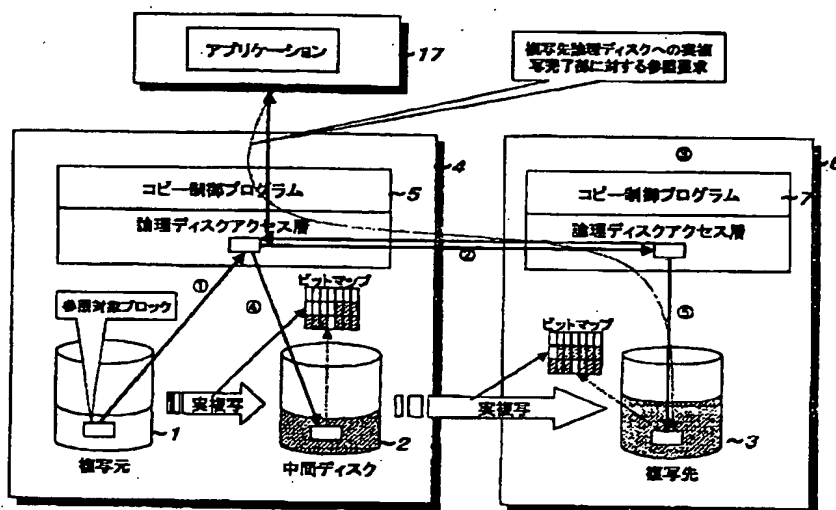


(19)

特開2002-297455

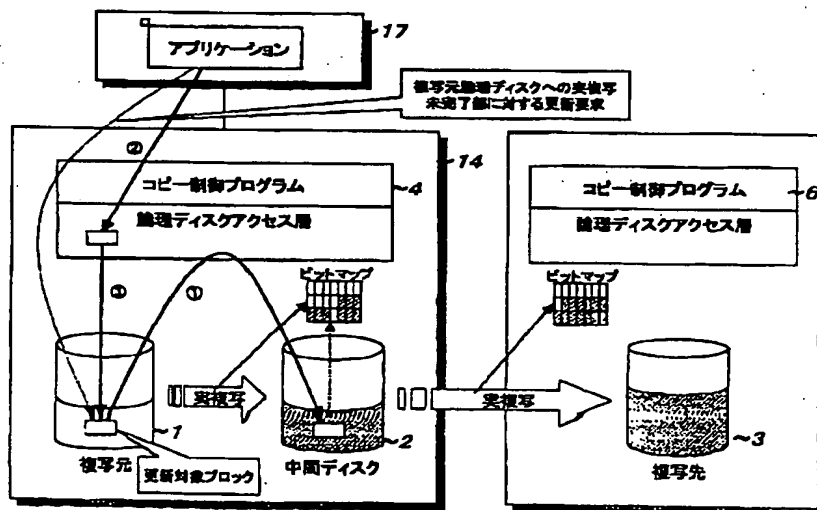
【図10】

複写先の複写未完了部への参照



【図11】

複写元の複写未完了部への更新

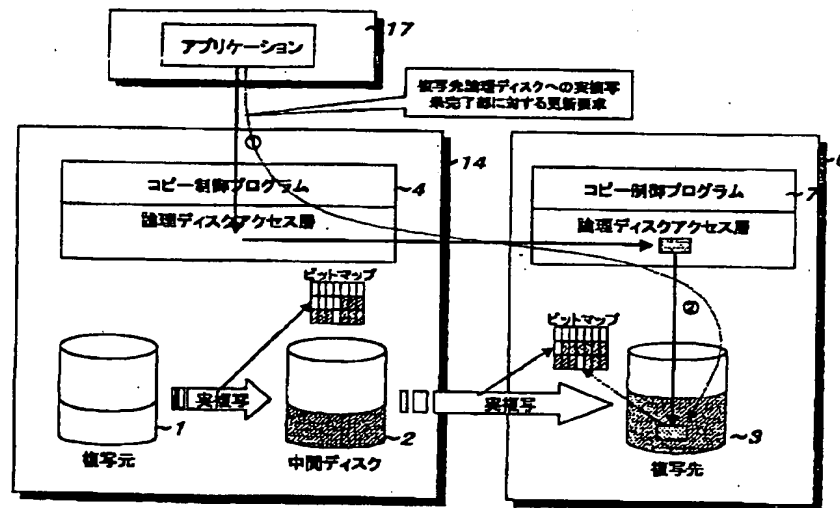


(20)

特開 2002-297455

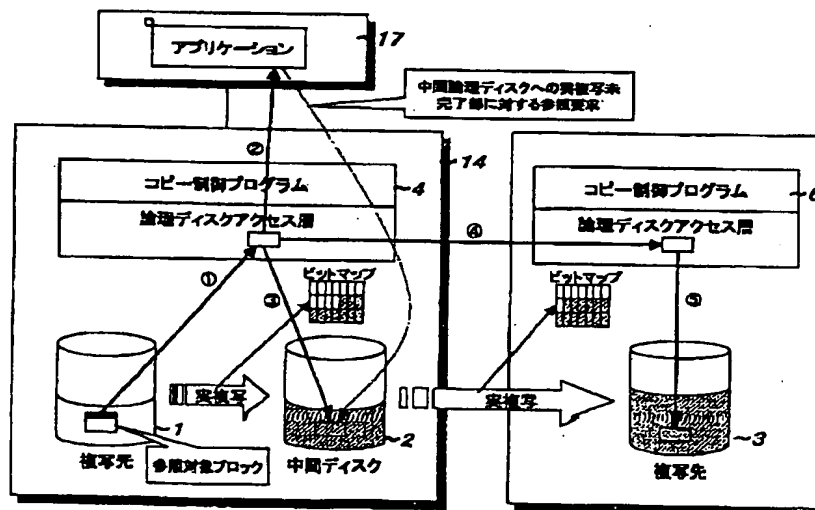
【図 12】

複写先の複写未完了部への更新



【図 13】

中間ディスクへの複写未完了部への参照

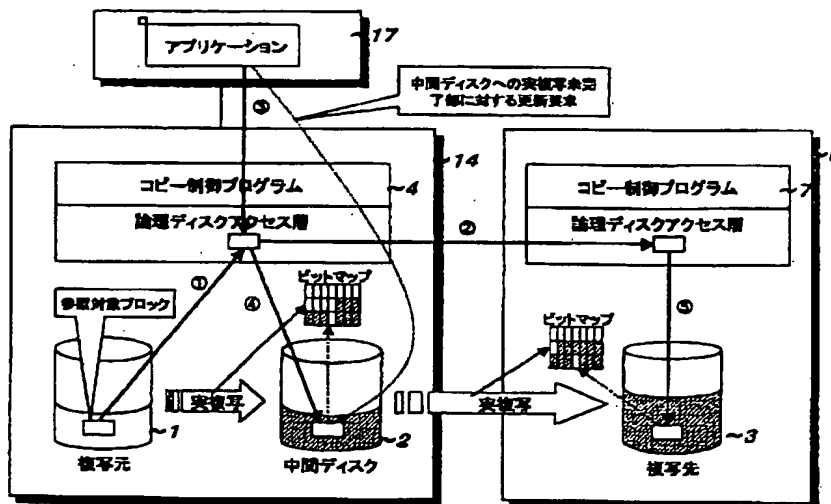


(21)

特開 2002-297455

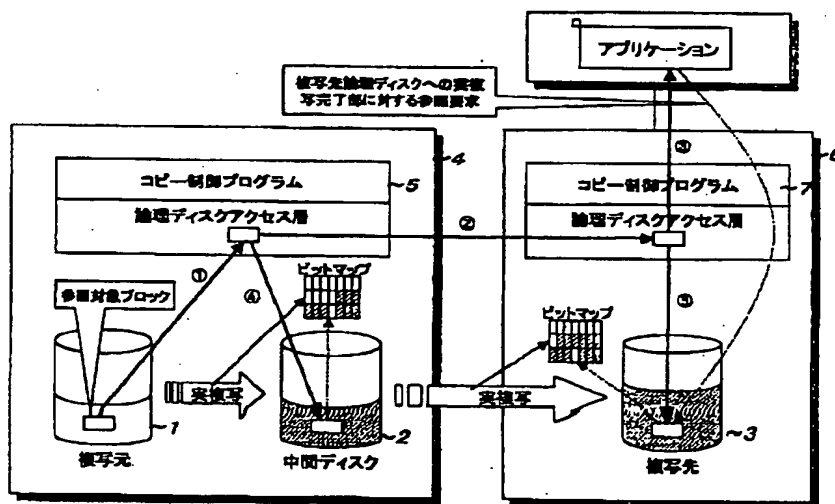
【図 14】

中間ディスクの複写未完了部への更新



【図 15】

複写先の複写未完了部への参照

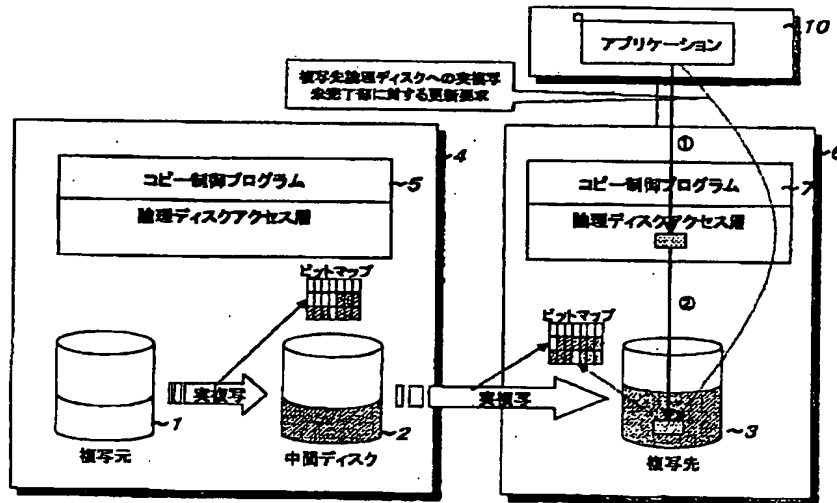


(22)

特開2002-297455

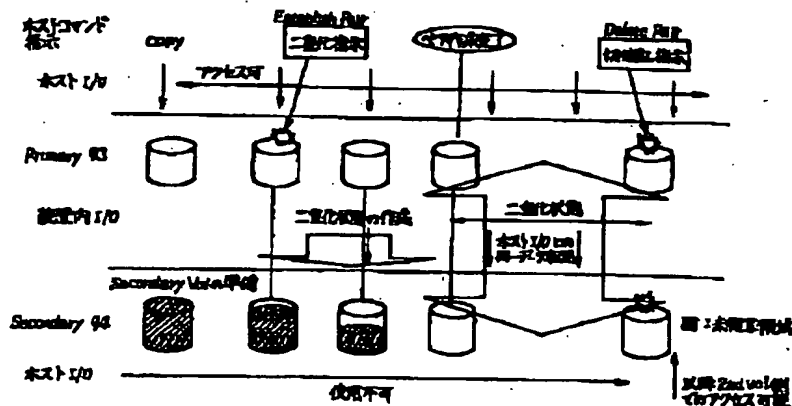
【図16】

複写先の複写未完了部への更新



【図18】

従来の二重化切り離しシステム

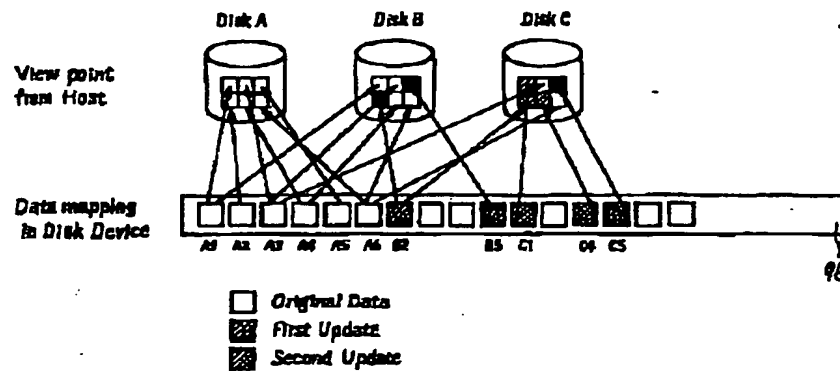


(23)

特開 2002-297455

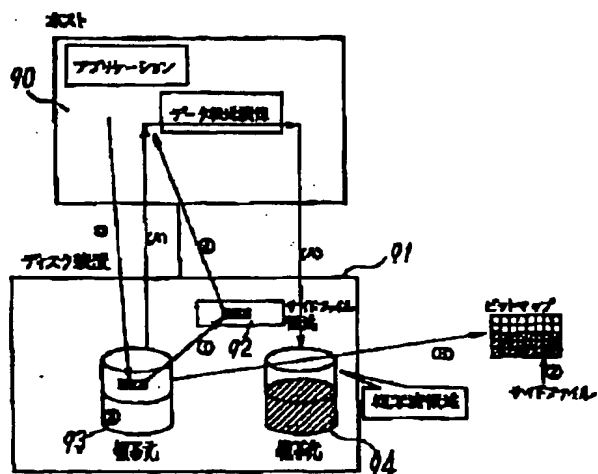
【図 19】

従来のログストラクチャシステム



【図 20】

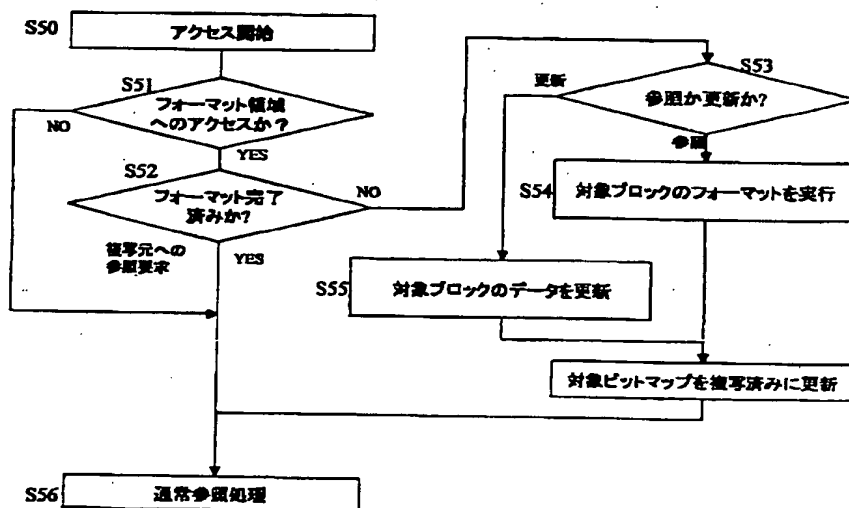
従来のコンカレントコピーシステム



(24)

特開 2002-297455

【図 22】



フロントページの続き

(51) Int. Cl. 7
G 0 6 F 12/08

識別記号
5 5 7

F I
G 0 6 F 12/08

テーマコード (参考)

5 5 7

(72) 発明者 大黒谷 秀治郎
神奈川県川崎市中原区上小田中 4 丁目 1 番
1 号 富士通株式会社内

(72) 発明者 伊藤 実希夫
神奈川県川崎市中原区上小田中 4 丁目 1 番
1 号 富士通株式会社内

F ターム (参考) 5B005 JJ01 MM12 PP24
5B018 GA04 HA04 HA32 MA12
5B065 BA01 CC08 CE11 EA33
5B082 GB06